

# Escalonamento de Enlaces com Reuso Espacial em Redes em Malha Sem Fio

Carlos Henrique Pereira Augusto, Celso Barbosa Carvalho,  
Marcel William Rocha da Silva, José Ferreira de Rezende

GTA - PEE - COPPE – Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ)  
Caixa Postal 68.504 – 21.945-970 – Rio de Janeiro – RJ – Brasil  
{chenrique,celso,marcel,rezende}@gta.ufrj.br

## Abstract

*Increasing the capacity of wireless mesh networks has motivated numerous studies. In this context, link scheduling has been one of the most investigated mechanisms. However, the isolated use of scheduling mechanisms does not guarantee a significant increase in capacity independently of the routes followed by traffic. For this reason, the use of cross-layer optimization techniques involving the joint use of scheduling and routing mechanisms has been recommended in the literature. Initially, this paper demonstrates the loss of efficiency caused by the lack of interaction between these two mechanisms. Then, a joint mechanism is proposed, evaluated and compared through simulations. The results show the gains obtained by using this approach.*

**Keywords:** wireless network, link scheduling, routing

## Resumo

*O aumento da capacidade das redes em malha sem fio tem motivado inúmeras pesquisas. Nesse contexto, o escalonamento de enlaces tem sido um dos mecanismos mais investigados. Porém, o uso isolado de mecanismos de escalonamento não garante um aumento significativo da capacidade de forma independente dos caminhos seguidos pelo tráfego. Assim, tem sido recomendado na literatura o uso de técnicas de otimização entre camadas envolvendo a aplicação conjunta de mecanismos de escalonamento e de roteamento. Inicialmente, este trabalho demonstra a perda de eficiência causada pela falta de interação entre esses dois mecanismos. Em seguida, um mecanismo conjunto é proposto, avaliado e comparado através de simulações, mostrando os ganhos obtidos pelo uso dessa nova abordagem.*

**Palavras-chave:** Redes sem fio, escalonamento, roteamento

## 1. INTRODUÇÃO

A capacidade das redes sem fio, tanto *ad hoc* quanto em malha, tem sido objeto de estudo de vários trabalhos nos últimos anos [9, 6, 2, 8]. De acordo com esses trabalhos, a capacidade dessas redes depende de vários fatores como o número de nós, o grau de interferência entre os enlaces e a demanda de tráfego. Uma metodologia comumente utilizada para se determinar essa capacidade ( $C$ ) assume que o escalonamento dos enlaces da rede ocorre em *slots* de tempo, onde enlaces que não se interferem podem ser ativados num mesmo *slot*. Assim, os algoritmos de escalonamento de enlaces que buscam a capacidade máxima da rede têm como objetivo determinar os enlaces que serão ativados em cada um dos *slots* de tempo de tal forma que todos os enlaces da rede sejam escalonados pelo menos uma vez num número mínimo de *slots*. Essa sequência mínima de *slots*, que representa o tamanho  $T$  do escalonamento, corresponde ao ciclo recorrente de um método de acesso múltiplo por divisão do tempo e, pelo fato da separação espacial entre os nós permitir a simultaneidade na ativação dos enlaces, é denominado STDMA (*Spatial Time Division Multiple Access*). Assumindo que todo enlace da rede possui capacidade de transmissão dada por  $W$  bits/s, em uma rede que possui um único nó *gateway* pode-se relacionar o tamanho do escalonamento STDMA com a capacidade de vazão da rede ( $C = W/T$ ).

Normalmente, esses algoritmos de escalonamento levam em conta a demanda de tráfego através da duplicação dos enlaces, ou pela atribuição de pesos aos enlaces, por onde passam as rotas. No entanto, apesar de terem conhecimento das rotas e a demanda associada a cada uma delas, muitos não levam em consideração a sequencialidade na ativação dos enlaces que compõem um caminho

de múltiplos saltos da origem ao destino. Assim, cada enlace é escalonado certo número de vezes em cada ciclo, de acordo com a sua demanda de tráfego, sem se importar com a ordem em que ele é escalonado.

Por outro lado, alguns poucos trabalhos buscam definir de forma conjunta como os enlaces devem ser escalonados e como as rotas devem ser escolhidas para que certa demanda de tráfego seja atendida num tempo mínimo. Esses trabalhos demonstram que o emprego em conjunto dos mecanismos de roteamento (camada 3) e de escalonamento de enlaces (camada 2) fornece um melhor desempenho em relação ao uso independente dos mesmos [11, 15, 2]. No entanto, essa otimização conjunta, denominada na literatura de otimização entre camadas (*cross-layer optimization*), utiliza métodos de programação linear para chegarem a esses resultados.

São poucos os trabalhos que utilizam uma abordagem algorítmica para propor heurísticas que combinam ambos o escalonamento de enlaces e o roteamento [16, 14]. Na prática, para que esta combinação de algoritmos seja possível, é necessário que as camadas sejam conscientes dos problemas atacados por cada uma delas. Por exemplo, em [14], os autores propõem o uso de roteamento por múltiplos caminhos, onde cada um dos caminhos seguido por um determinado fluxo é escolhido de forma sequencial usando uma métrica que leva em conta o escalonamento dos enlaces dos caminhos anteriores. No entanto, os autores em [14] não comparam seus resultados com nenhum outro resultado da literatura, apenas com o valor ótimo obtido através de um modelo de programação linear.

Inicialmente, este artigo avalia o impacto da escolha das rotas utilizadas por fluxos de múltiplos saltos, no desempenho de algoritmos de escalonamento de enlaces. Em seguida, é proposto um mecanismo conjunto de roteamento e escalonamento que explora o reuso espacial, favorecendo a simultaneidade na ativação dos enlaces. Além disso, o mecanismo proposto leva em conta a demanda de tráfego e os níveis de interferência permitidos na decisão de escalonamento. Os resultados obtidos demonstram a eficiência do mecanismo proposto em comparação a outros três algoritmos da literatura [6, 8, 16], dois dos quais realizam escalonamento dos enlaces atravessados por fluxos seguindo caminhos com o menor número de saltos [6, 8] e um que realiza escalonamento e roteamento integrados [16].

A Seção 2 descreve trabalhos que empregam o escalonamento de enlaces de maneira isolada e, também, em conjunto com o roteamento. A Seção 3 descreve o mecanismo proposto neste trabalho. A Seção 4 apresenta os modelos e o ambiente de simulação usados na avaliação de desempenho dos algoritmos. Em seguida, a Seção 5 traz os resultados das simulações realizadas, assim como uma discussão a respeito. E, por fim, a Seção 6 apresenta as conclusões e trabalhos futuros.

## 2. TRABALHOS RELACIONADOS

O problema do escalonamento de enlaces em redes sem fio vem sendo tratado há bastante tempo [3, 4, 11, 5, 6, 16, 15, 1, 2, 8, 13, 14]. Os trabalhos tratam o problema isoladamente [4, 11, 6] ou em conjunto com o roteamento e o controle de topologia/potência [3, 5, 16, 2, 15]. De acordo com a metodologia empregada, os diversos trabalhos podem ser classificados da seguinte forma: i) otimização via programação linear/inteira [5]; ii) coloração em grafos [7, 15]; iii) algoritmos aproximativos [6, 8]; iv) outros (redes neurais, algoritmos genéticos, heurísticas, etc.) [3, 16, 1]. Com relação ao modelo de interferência, esses trabalhos usam o modelo de protocolo (ou UDG) [4, 15] ou físico (ou SINR) [6]. Na maioria das vezes, os algoritmos/heurísticas propostos são centralizados e requerem um conhecimento global da topologia e/ou dos níveis de interferência entre os enlaces. No entanto, alguns trabalhos propõem algoritmos distribuídos [7, 15] baseados em coloração de grafos.

Ao se modelar a rede sem fio por um grafo, o problema de escalonamento pode ser traduzido num problema de coloração de grafos [7, 10, 15]. Essa coloração pode ser feita tanto nas arestas (*edge-coloring*) quanto nos vértices (*vertex-coloring*). No primeiro caso, uma coloração é válida se todas as arestas incidentes de um vértice têm cores distintas. Essa coloração pode ser facilmente mapeada em um escalonamento TDMA, onde cada aresta corresponde a um enlace de comunicação e cada cor corresponde a um *slot* do ciclo TDMA. As arestas que recebem a mesma cor correspondem então aos enlaces que podem ser ativados no mesmo *slot*. A desvantagem da coloração de arestas é que apesar de garantir que não existam conflitos primários no escalonamento, ou seja, ocorrência num mesmo *slot* da transmissão e recepção simultâneas num mesmo nó ou da recepção ou transmissão de/para dois ou mais nós, ela não garante que não existam colisões provocadas pela interferência mútua decorrente da ativação de dois ou mais enlaces que compartilham a mesma cor.

Para remediar esse problema, o trabalho em [10] introduz o conceito de grafo de conflito, cujos vértices correspondem aos enlaces de comunicação e uma aresta entre dois vértices existe se os dois enlaces não podem ser ativados simultaneamente. Desta forma, dado um modelo de interferência, é possível criar arestas no grafo de conflito que representam a interferência mútua entre os enlaces. Assim, uma coloração dos vértices do grafo de conflito, a qual determina que quaisquer dois vértices adjacentes recebam cores distintas, evita conflitos causados pela interferência no escalonamento. Resumindo, o problema de escalonamento de enlaces livre de interferências consiste então em determinar qual o número mínimo de cores necessário para colorir os vértices do grafo de conflito. O trabalho em [15] propõe diversos algoritmos, tanto cen-

tralizados quanto distribuídos, para esse problema de coloração. No entanto, esses algoritmos assumem que cada enlace conhece os seus enlaces interferentes.

O trabalho em [15] também propõe um algoritmo distribuído de coloração dos enlaces baseado na interferência sofrida por eles. A proposta define, para cada enlace, o nó responsável pela coloração do respectivo enlace. Essa escolha é baseada no identificador único dos nós e nos seus alcances de interferência. Em caso de um alcance de interferência homogêneo, o nó do enlace com o menor identificador assume essa responsabilidade. Caso contrário, os nós com maiores alcances de interferência são escolhidos. Então, esses nós, chamados de *cabeças* dos enlaces, escolhem uma cor ainda não usada pelos enlaces em conflito e difundem essa escolha aos *cabeças* desses enlaces. Um primeiro enlace  $e_1$  faz parte do conjunto de enlaces em conflito de um segundo enlace  $e_2$ , caso pelo menos um dos nós que compõem o enlace  $e_1$  esteja dentro do alcance de interferência dos nós do enlace  $e_2$ . Esse algoritmo assume que existe um alcance de interferência  $r_I$  que permite definir os enlaces interferentes ou em conflito. No trabalho, assume-se que  $r_I = \phi \times r_T$ , onde  $r_T$  é o alcance de transmissão e  $2 \leq \phi \leq 4$ .

Os trabalhos em [16, 14] são os que mais se assemelham a este trabalho. O trabalho em [16] propõe o algoritmo IRMA (*Integrated Routing and MAC Scheduling*), o qual será apresentado com maiores detalhes na Subseção 2.3. [14] trata do problema conjunto de escalonamento e roteamento em redes sem fio que permitem a recepção simultânea de múltiplos pacotes. Os autores propõem uma heurística que fornece para cada fluxo um conjunto de caminhos na rede em malha através dos quais o escalonamento dos seus enlaces seria favorecido. Os resultados da heurística são comparados ao ótimo obtido pela solução de um problema de otimização que leva em conta tanto o roteamento quanto o escalonamento.

As Subseções 2.1, 2.2 e 2.3 detalham três algoritmos propostos da literatura que serviram de comparação ao mecanismo proposto.

### 2.1. ALGORITMO CENTRALIZADO: LDF

O artigo [8] apresenta um algoritmo de escalonamento centralizado que determina a capacidade de vazão em redes com topologias arbitrárias. O trabalho emprega o modelo de interferência físico em conjunto com uma análise geométrica, considerando enlaces de comunicação de um salto e roteadores que utilizam potência de transmissão fixa. O objetivo do algoritmo é maximizar a quantidade de enlaces escalonados concorrentemente em um *slot* e escalonar todos os enlaces na menor quantidade possível de *slots*. O estudo prova que o algoritmo proposto possui aproximação  $O(\log(n))$  do ótimo, onde  $n$  é a quantidade de enlaces da rede.

O algoritmo escolhe para escalonar primeiro, dentre

um conjunto  $L = \{l_1, \dots, l_n\}$  de enlaces, o enlace  $l_v$  que possui menor comprimento  $d_{vv}$  (distância euclidiana entre transmissor  $s_v$  e receptor  $r_v$ ). Após  $l_v$  ser adicionado ao *slot*  $S_1$  do conjunto de slots  $S = \{S_1, \dots, S_T\}$ , a garantia da restrição de SINR é executada em dois passos. No primeiro passo, todo enlace  $l_u$  que está a uma distância  $c \cdot d_{vv}$  do receptor  $r_v$  é removido do conjunto  $L$ , onde  $c$  é uma constante determinada através de geometria e que depende do SINR requerido pelo enlace  $l_v$  e do expoente de perda de propagação do meio. No segundo passo, todos os enlaces que sobram e que possuem “afetação” maior ou igual a  $2/3$  também são removidos do conjunto  $L$ . A “afetação” de um enlace  $l_w$  mede o quanto este enlace é afetado pelas transmissões dos enlaces já presentes no *slot* (ex: *slot*  $S_1$ ) e é dada por  $A_S(l_w) = \beta(\sum_{l_u \in S} I_{vu} + N)/P_{ww}$ . Na equação anterior,  $\beta$  é o SINR requerido pelo enlace  $l_w$ ,  $I_{vu}$  é a interferência causada por todo transmissor  $s_v$  presente no *slot*  $S$ , no receptor  $r_w$ ,  $N$  é a potência do ruído de fundo e  $P_{ww}$  é a potência recebida em  $r_w$  vinda do transmissor  $s_w$ . O algoritmo é executado repetidas vezes, com entrada  $L = L \setminus S_t$  ( $t = 1, \dots, T$ ), até que todo enlace do conjunto  $L$  tenha sido escalonado.

### 2.2. ALGORITMO CENTRALIZADO: GREEDYPHY

O trabalho em [6] propõe um algoritmo centralizado, chamado *GreedyPhysical*, que trata o problema de escalonamento através do modelo físico (SINR), entretanto, utilizando um grafo de conflitos que representa cada nó como um vértice, e cada aresta possui um peso que representa a potência de sinal recebida pelo outro vértice. O conceito utilizado é o de calcular a potência de interferência que cada nó gera sobre todos os outros quando realiza uma transmissão. Outra vantagem do algoritmo proposto é que ele é projetado para lidar com cargas diferentes em cada enlace, representadas por pesos ( $w_e$ ).

O primeiro passo deste algoritmo para calcular o escalonamento  $S_{Phy}$  é determinar o *interference number* de cada enlace, e depois ordená-los de forma decrescente por este número. O *interference number* de um enlace  $e = (u, v)$  é o número de enlaces  $e_i$  que não possuem os vértices  $u$  e  $v$ , e que não podem ser escalonados, sozinhos, simultaneamente com  $e$ , devido às questões de interferência. Desta forma os enlaces que são mais difíceis de escalonar são escalonados primeiro. Após este ordenamento, os enlaces são escalonados de forma “gulosa”. Cada enlace  $e_i$  é escalonado nos  $w_{e_i}$  primeiros *slots* possíveis. Para determinar se é possível escalonar  $e_i$  no *slot*  $t_k$  é necessário verificar se a potência adicionada pelo enlace  $e_i$  em todos os enlaces já escalonados no *slot* não ultrapassa, em cada um deles, o limiar de SINR necessário para decodificação da transmissão, e também se a soma das transmissões já escalonadas não ultrapassa o mesmo limiar em  $e_i$ . Caso os *slots* já escalonados não sejam suficientes para

alocar as  $w_{e_i}$  transmissões de  $e_i$ , novos *slots* são adicionados ao fim do escalonamento  $S_{Phy}$ , e as transmissões restantes de  $e_i$  são escalonadas sozinhas neles.

### 2.3. ALGORITMO IRMA

O trabalho em [16] propõe algoritmos centralizados para, em conjunto selecionar caminhos a serem seguidos por fluxos e estabelecer um escalonamento TDMA fim-a-fim. Em [17], os mesmos autores definem algoritmos distribuídos para tratar o mesmo problema. Para a seleção de caminho é utilizado um algoritmo SPF, onde o custo de cada enlace é atualizado com o número de *slots* já alocados mais o número de *slots* bloqueados. Desta forma, para determinar as rotas dos fluxos é aplicado um algoritmo de gerenciamento da banda existente em conjunto com a escolha de rotas de menor número de saltos. Uma vez selecionada a rota, o escalonamento TDMA para cada enlace da rota é atualizado levando-se em conta os *slots* necessários para este novo fluxo. Além disso, aqueles enlaces que não podem ser concorrentemente escalonados tem seus *slots* bloqueados. Para determinar quais enlaces não podem ser escalonados simultaneamente com os enlaces já alocados, o algoritmo IRMA utiliza um modelo de interferência do tipo vizinhança de  $n$ -saltos.

O modelo de interferência do tipo vizinhança de  $n$ -saltos é derivado do modelo de interferência baseado em protocolo, onde as restrições de distância são substituídas por restrições de saltos. O modelo estabelece que qualquer nó  $k$  dentro de  $n$ -saltos da vizinhança de um dado receptor não pode estar transmitindo. Então,  $n$  é utilizado como um índice de interferência ao invés de um alcance de interferência. Considerando  $\alpha$  e  $SINR_{thresh}$ , respectivamente, o expoente de perda no caminho e o mínimo  $SINR$  necessário para a decodificação bem sucedida de pacotes, então  $n$  deve ser o primeiro inteiro que satisfaça  $n \geq \sqrt[n]{SINR_{thresh}}$  [16]. Devido ao uso deste modelo de interferência, IRMA não garante um escalonamento livre de interferência, isto é, colisões podem ocorrer em alguns *slots*. Para que este algoritmo seja comparável com outros, os quais são livre de colisão, foi utilizado como valor para  $n$  o primeiro inteiro que satisfaça a equação acima e que forneça um escalonamento livre de colisões, ou seja, o valor de  $n$  é incrementado até que esta condição seja satisfeita.

## 3. MECANISMO PROPOSTO

O mecanismo proposto, denominado REUSE, é um mecanismo centralizado que consiste no uso de uma métrica de roteamento que favorece o reuso espacial, permitindo a ativação simultânea de enlaces por um determinado algoritmo de escalonamento. Este último é uma extensão do algoritmo *GreedyPhy* [6], onde o *interference*

*number* de cada enlace é calculado multiplicando-se a sua demanda de tráfego pelo número de enlaces com os quais ele não pode ser escalonado, ou seja, interferentes. Além disso, a contabilização dos enlaces interferentes envolve somente os enlaces onde existe demanda de tráfego, ao invés de todos os enlaces como no algoritmo original. Considerando-se uma rede onde os fluxos fluem das fontes para um sorvedouro, a intuição por trás dessa extensão está ligada ao fato dos enlaces que chegam ao sorvedouro (ou *gateway*) serem normalmente os de maior demanda, devendo ser escalonados prioritariamente.

Com relação à métrica de roteamento, todo enlace  $e_j$  tem seu peso iniciado com valor unitário que vai sendo modificado à medida que novos fluxos entram ou saem da rede. Dados os seguintes conjuntos de nós e enlaces da rede:

- $N_i$  - conjunto de nós atravessados pelo fluxo  $i$ ;
- $R_i$  - conjunto de enlaces atravessados pelo fluxo  $i$ ;
- $V_i$  - conjunto de nós vizinhos de um salto dos nós do conjunto  $N_i$ ;
- $E(X)$  - conjunto de todos os enlaces incidentes aos nós de um conjunto  $X$ .

Os pesos do enlace  $e_j$  assumem um novo valor  $p'_j$  dado por:

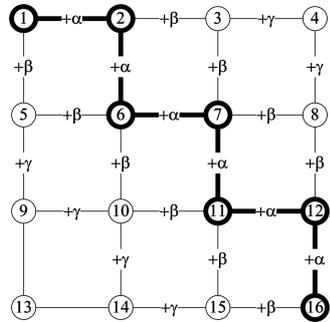
$$p'_j = \begin{cases} p_j \pm \alpha & \forall j \in R_i; \\ p_j \pm \beta & \forall j \in E(N_i) \mid j \notin R_i; \\ p_j \pm \gamma & \forall j \in E(V_i) \mid j \notin E(N_i). \end{cases} \quad (1)$$

Onde  $p_j$  é o peso anterior do enlace  $e_j$ , e  $\alpha$ ,  $\beta$ , e  $\gamma$  são configurados de acordo com o seguinte. Primeiro, estes parâmetros devem assumir valores da mesma ordem de magnitude dos pesos iniciais, uma vez que SPF depende dos pesos relativos entre enlaces. Caso estes parâmetros sejam muito menores que os pesos iniciais, eles não influenciarão na escolha de rotas. Por outro lado, se recebem valores muito elevados podem excluir totalmente os enlaces já utilizados e provocar o crescimento das rotas (*path stretch*), o que irá requerer um escalonamento mais longo. Além disto, é intuitivo ter  $\alpha > \beta > \gamma$  pois o objetivo é desfavorecer o uso de: i) primeiramente, os enlaces utilizados pelo fluxo; ii) em seguida, os enlaces relativos aos nós pertencentes a rota do fluxo; iii) finalmente, os enlaces com nós a um salto dos nós da rota do fluxo.

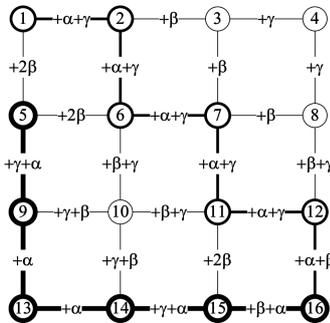
Outro ponto importante quanto aos valores de  $\alpha$ ,  $\beta$  e  $\gamma$  é a suscetibilidade dos enlaces próximos sofrerem interferência. Isto pode ser medido pelo  $SINR_{thresh}$ , isto é, a relação mínima entre sinal e ruído (em dB) requerida para decodificar um pacote na taxa de transmissão usada pelo enlace  $e_j$ . Com este propósito, definimos a equação 2.

$$r = 1 + \frac{(SINR_{thresh} - minSINR)}{(maxSINR - minSINR)} \quad (2)$$

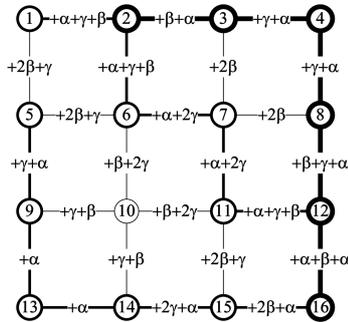
A equação 2 fornece valores entre  $[1, 2]$  ao utilizar  $SINR_{thresh}$  entre 5 ( $minSINR$ ) e 30 ( $maxSINR$ ) dB, o que corresponde aos valores de SINR requeridos para decodificar, respectivamente, as taxas de 2 Mbps e 54 Mbps em 802.11g. Nesta equação, quanto maiores os valores de  $SINR_{thresh}$ , maiores são os pesos atribuídos. Então, podemos estabelecer  $\alpha$ ,  $\beta$  e  $\gamma$  como  $1 \times r$ ,  $1/2 \times r$  e  $1/4 \times r$ , respectivamente.



(a) Primeira rota (fonte=1, dest=16)



(b) Segunda rota (fonte=5, dest=16)



(c) Terceira rota (fonte=2, dest=16)

Figura 1. Três rotas consecutivas criadas através da métrica de roteamento proposta.

Basicamente, o mecanismo consiste em balancear o tráfego pela rede, aumentando o peso dos enlaces em torno das rotas usadas pelos fluxos de acordo com o nível de interferência permitido. Esse balanceamento favorece o escalonamento simultâneo de enlaces, aumentando o reuso espacial e, por conseguinte, a capacidade da rede. Uma vez que novos pesos são calculados, a rota seguida por um novo fluxo será a de menor custo computada pelo algoritmo SPF.

A Figura 1 exemplifica o estabelecimento sequencial de três rotas dos nós fontes 1, 5 e 2 para o nó destino 16 em uma topologia em grade aplicando-se a métrica proposta. As figuras mostram os caminhos utilizados por cada rota, indicados pelas linhas em negrito, e os pesos atualizados após a criação de cada rota. O estabelecimento de cada fluxo aumenta os pesos dos enlaces próximos ao caminho escolhido, de acordo com os parâmetros  $\alpha$ ,  $\beta$  and  $\gamma$ . Na próxima seção, detalharemos os modelos de interferência e propagação utilizados na avaliação do mecanismo, assim como alguns detalhes do simulador empregado nessa avaliação.

#### 4. MODELOS E AMBIENTE DE SIMULAÇÃO

Para determinar os enlaces que não se interferem e que podem, assim, ser ativados simultaneamente, um modelo de interferência deve ser utilizado. Dois modelos são largamente empregados: físico e de protocolo (ou UDG). O primeiro consiste em determinar se a relação sinal-interferência+ruído (SINR) é maior do que certo limiar de tal forma que o sinal transmitido possa ser decodificado com certa probabilidade de erro de bit [13]. O modelo de protocolo determina que uma transmissão bem sucedida ocorre quando um nó se encontra dentro do alcance de transmissão do transmissor pretendido e fora do alcance de interferência de quaisquer outros transmissores. Nesse segundo modelo, a maior dificuldade está na escolha do alcance de interferência. O trabalho em [13] mostra que, com uma escolha acertada desse valor, os dois modelos levam aos mesmos resultados, sendo o modelo de protocolo bem mais simples computacionalmente.

Neste trabalho, foi utilizado o modelo de interferência físico (ou SINR) associado ao modelo de propagação *log-distance* para se determinar a factibilidade na ativação dos enlaces. O modelo físico estabelece que a probabilidade de receber um pacote com sucesso é igual a 1 caso a SINR esteja acima de um determinado limiar ( $SINR_{thresh}$ ). A Equação 3 mostra essa condição necessária para o recebimento do pacote, onde  $P_t^i$  é a potência de sinal do transmissor pretendido  $i$  e  $g_{ij}$  é a perda no caminho do nó  $i$  ao nó  $j$  no enlace  $(i, j)$ . O denominador corresponde ao ruído ambiente  $N$  adicionado a potencia de sinal que

chega ao nó  $j$  emitida por todos os possíveis nós interferentes  $k$ . Nesse modelo, o escalonamento simultâneo de um conjunto de enlaces é considerado válido (ou factível) caso as transmissões não sofram interferências capazes de provocar a perda dos pacotes transmitidos.

$$\frac{P_t^i \times g_{ij}}{\sum_{k \neq i} P_t^k \times g_{kj} + N} \geq SINR_{thresh} \quad (3)$$

O modelo de propagação *log-distance* [12] fornece a potência média do sinal recebido  $P_r$  dada a potência de transmissão  $P_t$  de acordo com a Equação 4. O fator de perda de caminho  $\alpha$  traduz a influência do ambiente,  $d$  é a distância entre o transmissor e o receptor e o fator  $k$  leva em conta a influência da frequência, do ganho das antenas e da distância de referência.

$$P_r = \frac{P_t \times k}{d^\alpha} \quad (4)$$

Além das restrições impostas pela interferência, chamadas de restrições secundárias, o escalonamento dos enlaces deve obedecer às restrições primárias, ou denominadas de restrições do transceptor em [2], por serem ligadas às características do transceptor sem fio. Normalmente, esses transceptores são do tipo *half-duplex*, o que impede que um nó transmita e receba simultaneamente. Além disso, um determinado nó pode receber pacotes de apenas um transmissor a cada instante, assim como um nó só pode transmitir para apenas um receptor por vez.

Para se levar em conta as rotas usadas pelos fluxos no escalonamento, a demanda de tráfego de cada enlace deve ser calculada como sendo o somatório da demanda de cada fluxo que passa por ele. Uma vez conhecida a demanda de tráfego de todos os enlaces da rede, os enlaces que apresentam demanda nula podem ser eliminados e aqueles com demanda não nula devem ser escalonados proporcionalmente a esse valor de demanda.

A avaliação dos algoritmos de escalonamento de enlaces consiste na geração de topologias e na execução dos algoritmos para se determinar o ciclo STDMA necessário para se atender à demanda de tráfego. O mecanismo proposto é comparado aos três algoritmos detalhados na Seção 2. Como os dois primeiros algoritmos escolhidos (LDF e GreedyPhy) não trabalham em conjunto com a escolha das rotas, o desempenho deles é calculado para diferentes conjuntos de rotas.

Assim, no simulador foi implementada uma variante do algoritmo de Dijkstra que recebe como entrada um parâmetro  $H$  que tem o seguinte significado. Quando  $H = -1$ , o algoritmo retorna o primeiro caminho mais curto encontrado da fonte ao destino. Quando  $H = 0$ , ele retorna todos os caminhos mais curtos e quando  $H > 0$ , todos os caminhos de até  $H$  saltos maiores do que o caminho mais curto são encontrados. Os algoritmos imple-

mentados são comparados ao mecanismo proposto para diferentes valores de  $H$ . Quando  $H = -1$ , apenas uma rota para cada fonte será utilizada pelo algoritmo, porém, quando  $H \geq 0$ , a combinação de todas as rotas para cada fonte será utilizada na avaliação. Desta forma, será utilizado como comparativo o tamanho médio do escalonamento para essa combinação de rotas.

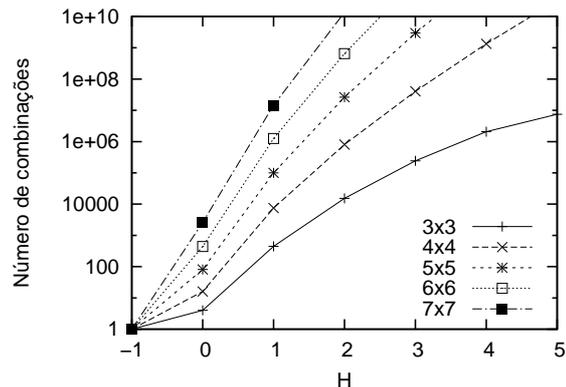


Figura 2. Número de combinação de rotas em função de  $H$ .

Um método de força bruta para o problema de escalonamento mínimo precisa utilizar todas as rotas possíveis, desde o menor caminho até  $N - 1$  saltos. Entretanto, o número de combinações de rotas apresenta um grande crescimento com  $H$ , como mostrado na Figura 2. Esta figura apresenta o número total de rotas calculadas quando  $H$  varia de  $-1$  até  $5$  em cenários do tipo grades quadradas. O nó destino é colocado no canto superior direito da topologia e os nós fontes são dispostos nos outros 3 cantos. Quando  $H = 1$  existem mais de 100 combinações de rotas em uma pequena rede  $3 \times 3$ , e mais de 10 milhões em uma rede  $7 \times 7$ . Este resultado mostra que não é prática uma tentativa de solucionar este problema por um método de força bruta.

## 5. RESULTADOS NUMÉRICOS

As avaliações foram realizadas em dois cenários distintos. O primeiro usa topologias em grade, enquanto o segundo cenário adota topologias pseudo-aleatórias. Em todas as topologias, o tráfego segue em múltiplos saltos das fontes ao ponto de interconexão da rede em malha sem fio com outras redes, ou seja, o *gateway*. Este último está sempre localizado numa das bordas da área quadrada coberta pela rede. As fontes de tráfego são escolhidas na borda diametralmente oposta ao do *gateway*, ou seja, são aquelas mais distantes do destino. A demanda de tráfego de cada uma das fontes é a mesma, ou seja, não existem fontes com maior demanda de tráfego do que outras.

Na topologia em grade, os nós estão separados de seus vizinhos tanto na horizontal quanto na vertical de uma distância igual a 70% do alcance máximo do seu rádio transmissor. Essa disposição permite que os nós da grade comuniquem diretamente com os seus vizinhos na diagonal. O alcance máximo é calculado levando em conta a potência de transmissão ( $P_t$ ), o expoente de perda de propagação ( $\alpha$ ) e a mínima relação sinal-ruído ( $SINR_{thresh}$ ).

A geração da topologia dita pseudo-aleatória segue as seguintes regras. Após a escolha aleatória da posição de um nó, ele é inserido na topologia apenas se ele se encontra dentro do alcance de qualquer outro nó disposto anteriormente e se o grau de todos os nós dispostos até o momento não ultrapassa um determinado valor máximo. Além disso, é garantida uma distância mínima entre todos os nós da rede. Os parâmetros utilizados foram os seguintes: o  $P_t$  é o mesmo para todos os nós e igual a 17 dBm, ou aproximadamente 50 mW; o  $\alpha$  é variado entre 3 e 5 e o  $SINR_{thresh}$  entre 5 e 30 dB; o grau máximo varia entre 6 e 9 e a distância mínima é igual a 25% do alcance máximo. O número de fontes de tráfego em cada cenário também é variado.

Como dito anteriormente, a métrica de desempenho utilizada na avaliação dos mecanismos é o tamanho do escalonamento em termos do número de *slots* do ciclo STDMA. Os quatro mecanismos avaliados e os respectivos acrônimos usados nos gráficos são: GreedyPhy [6] (GPHY), o algoritmo em [8] (LDF - *Lesser Distance First*), o algoritmo em [16] (IRMA - *Integrated Routing and MAC Scheduling*) e a nossa proposta REUSE.

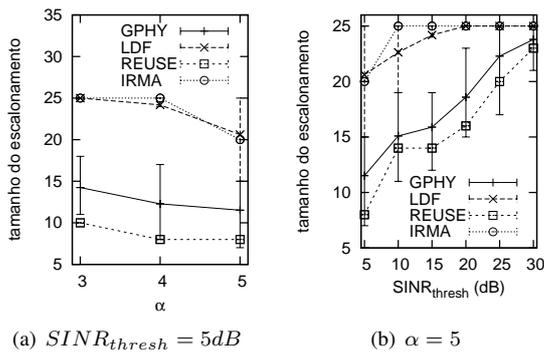


Figura 3. Tamanho mínimo, médio e máximo do escalonamento (6x6 e  $H = 0$ ).

Para investigar o impacto do roteamento no desempenho dos mecanismos de escalonamento de enlaces, foram realizadas simulações em topologias em grade envolvendo uma combinação de rotas. Os resultados da Figura 3 mostram os valores mínimos, máximos e médios do tamanho do escalonamento obtidos pelos meca-

nismos GPHY e LDF para um grade 6x6 (36 nós), onde cinco nós localizados nas bordas diametralmente opostas ao *gateway* são fontes. As barras verticais que aparecem nos gráficos vão do valor mínimo ao valor máximo, e as curvas traçadas são do valor médio calculado. Esses valores são comparados ao único valor obtido pelos mecanismos IRMA e por nossa proposta REUSE que escolhe uma determinada rota de acordo com a métrica proposta e apresentada na Seção 3. As rotas utilizadas nesses experimentos consistem em todas as rotas de menor caminho de todas as fontes, ou seja,  $H = 0$  é usado como entrada para o algoritmo de Dijkstra, o que resulta em 176400 combinações de rotas. Esse número de combinações cresce com o número de fontes e o número de caminhos de mesmo custo encontrados da fonte ao destino. Numa topologia em grade existe um número crescente de caminhos de mesmo custo quanto maior é a distância em número de saltos da fonte ao destino. Ao usarmos  $H = 1$  para essa mesma topologia e com o mesmo número de fontes, o número de combinações seria superior à  $6 \times 10^9$ .

As curvas da Figura 3 demonstram que os algoritmos de escalonamento têm seus desempenhos bastante variados, entre o mínimo e o máximo no gráfico, de acordo com a rota utilizada. Além disso, as curvas mostram que o REUSE apresenta um tamanho de escalonamento inferior à média dos demais mecanismos, se aproximando do mínimo encontrado pelo algoritmo GPHY. Isso indica que o mecanismo proposto encontra uma rota que permite um escalonamento bastante favorável. Por outro lado, o mecanismo IRMA não apresenta resultados satisfatórios, com desempenho próximo ao LDF. Isto ocorre, uma vez que, diferente do REUSE, o algoritmo de escalonamento de enlaces IRMA adiciona o escalonamento de enlaces de cada nova rota, sem reescalonar os enlaces das rotas previamente descobertas. Portanto, IRMA apresenta dificuldade para melhorar o desempenho global do escalonamento, mesmo utilizando uma métrica de pesos dos enlaces especializada.

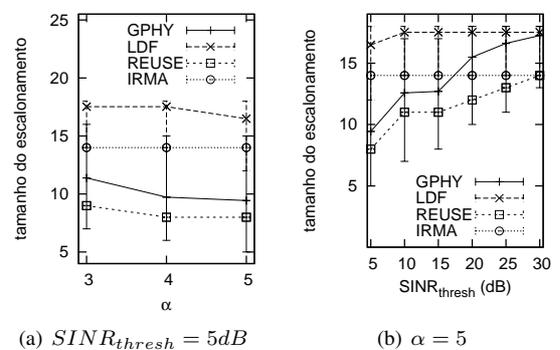


Figura 4. Tamanho mínimo, médio e máximo do escalonamento (4x5 e  $H = 1$ ).

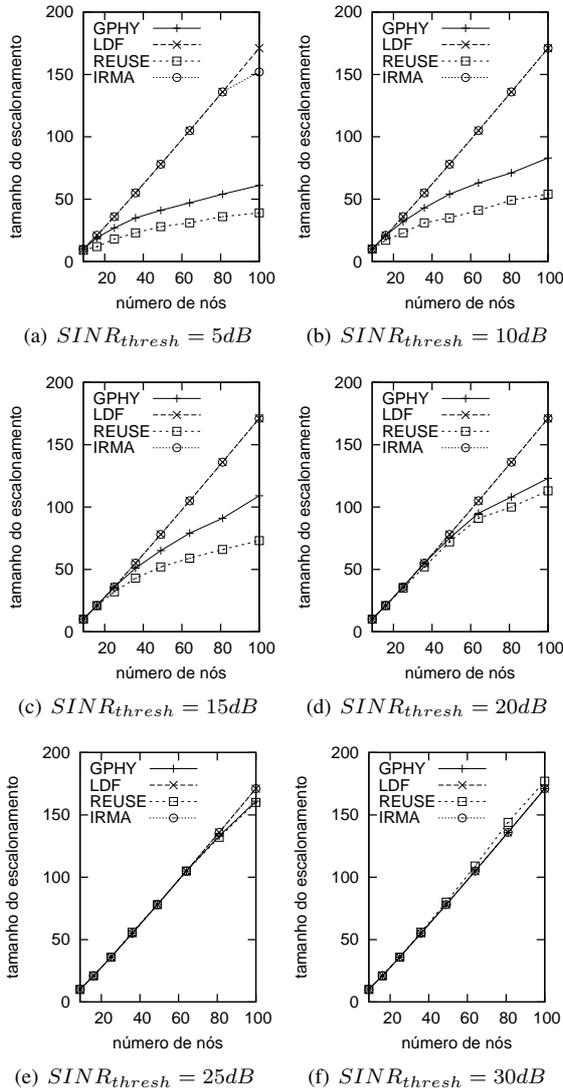


Figura 5. Tamanho do escalonamento em função do número de nós com  $\alpha = 3$ .

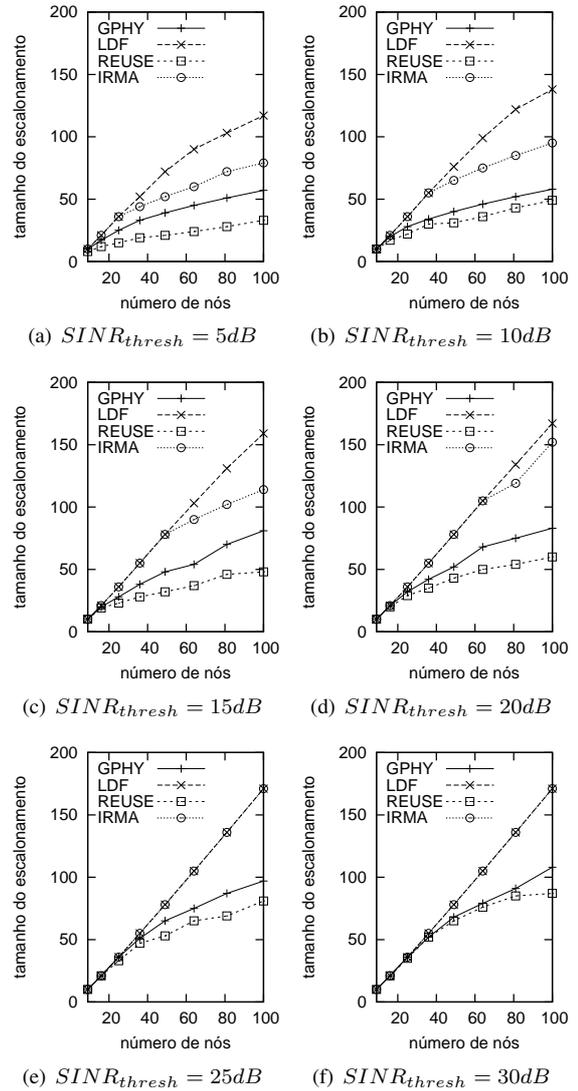


Figura 6. Tamanho do escalonamento em função do número de nós com  $\alpha = 5$ .

A Figura 4 mostra os mesmos resultados para uma grade com 20 nós (4x5) e 5 fontes, mas combinando todas as rotas com até um salto maior do que o caminho mais curto ( $H = 1$ ). Nesse caso, existem mais de 3 milhões combinações. O tamanho do escalonamento dos algoritmos GPHY e LDF foi obtido para todas essas combinações, cujos resultados são mostrados e comparados ao IRMA e ao mecanismo proposto. Novamente, o REUSE atinge um bom desempenho, com escalonamentos menores que os do IRMA e da média do GPHY e LDF e próximo ao mínimo do algoritmo GPHY.

Em seguida, são apresentados os resultados obtidos com o aumento em número de nós da topologia em grade. As grades utilizadas são sempre do tipo  $N \times N$ , onde  $N$  é o

número de nós dispostos em cada linha. Os gráficos das Figuras 5 e 6 mostram o tamanho do escalonamento em função do tamanho da grade, em número de nós ( $N^2$ ), para diferentes valores de  $SINR_{thresh}$  e  $\alpha$ . Nestes resultados, a rota usada pelos algoritmos GPHY e LDF é a de menor caminho ( $H = -1$ ), enquanto que os mecanismos REUSE e IRMA usam uma rota calculada de acordo com as métricas propostas.

Observa-se que o tamanho do escalonamento cresce com o tamanho da grade e com o aumento do  $SINR_{thresh}$  e diminui com o valor de  $\alpha$ . Para pequenos valores de  $\alpha$  e maiores valores de  $SINR_{thresh}$ , fica cada vez mais difícil escalonar enlaces simultaneamente. Desta forma, para  $SINR_{thresh} = 30dB$  e  $\alpha = 3$  (Figura

5(f)), o desempenho de todos os algoritmos é muito próximo. Com o aumento da grade, as rotas das fontes ao destino (*gateway*) ficam mais longas, aumentando assim o tamanho do escalonamento.

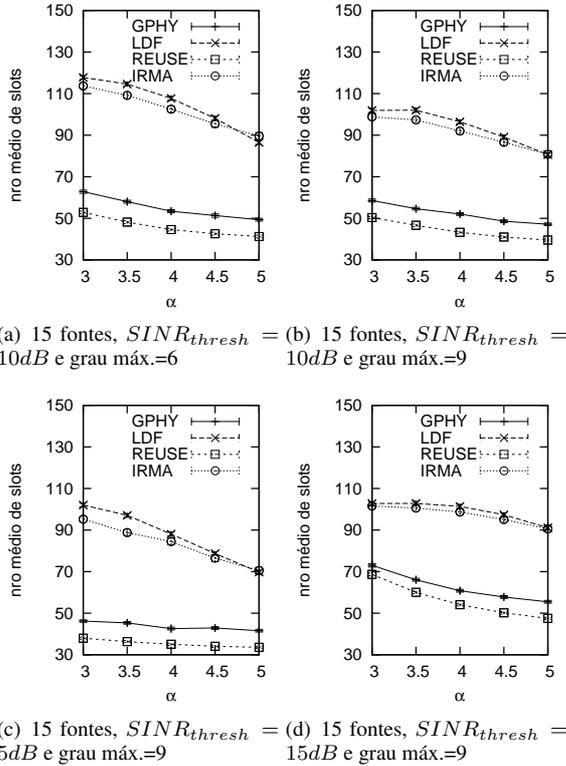


Figura 7. Tamanho do escalonamento em função do  $\alpha$ .

Em todos os cenários, a nossa proposta requer um número menor de *slots* para escalonar todos os enlaces da rede de acordo com suas respectivas demandas de tráfego. Isso garante uma maior vazão, proporcional à diminuição no número de *slots*, para todos os fluxos. Quanto maiores as rotas, maior é o ganho obtido pelo mecanismo proposto. Por outro lado, os algoritmos LDF e IRMA apresentam o pior desempenho, com tamanhos de escalonamento bastante superiores aos demais, que crescem quase que linearmente com o número de nós na grade.

Os gráficos das Figuras 7 e 8 mostram o tamanho médio do escalonamento obtido em 300 topologias pseudo-aleatórias com o seu respectivo intervalo de confiança calculado com um nível de confiança de 95%, que devido ao pequeno tamanho dos intervalos, praticamente não aparecem nas curvas. As rotas utilizadas pelos mecanismos GPHY e LDF são as de menor caminho ( $H = -1$ ). Nesses gráficos, são variados o número de fontes e o grau máximo em função do  $\alpha$  e do  $SINR_{thresh}$ , respectivamente.

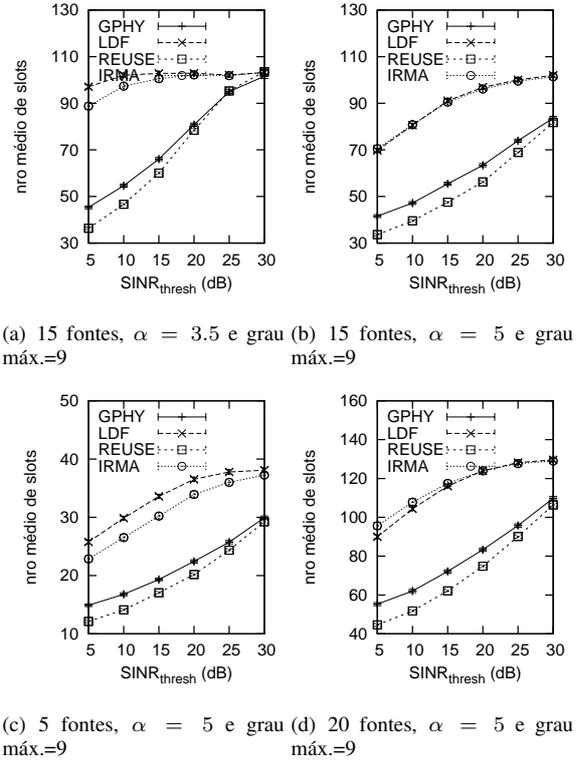


Figura 8. Tamanho do escalonamento em função do  $SINR_{thresh}$ .

A partir de uma análise de todos os resultados obtidos nesses cenários, algumas considerações podem ser feitas com relação ao desempenho dos mecanismos. Em todos os cenários, o mecanismo proposto, o REUSE, fornece um menor escalonamento, da ordem de 20 a 30% inferior ao algoritmo GPHY. Isso demonstra a superioridade deste mecanismo também em redes com topologias aleatórias. Por outro lado, os mecanismos LDF e IRMA apresentam um desempenho bem inferior aos demais. A variação do grau máximo na geração das topologias tem pouca influência nos resultados e, como esperado, o tamanho médio do escalonamento diminui para maiores valores de grau máximo. Isso acontece, pois a conectividade da rede aumenta, diminuindo o número de saltos das rotas. A influência dos parâmetros  $SINR_{thresh}$  e  $\alpha$  é semelhante aos cenários de topologia em grade.

Uma última avaliação realizada consistiu em verificar quanto o ganho do mecanismo proposto se deve à extensão do algoritmo GPHY e quanto se deve à métrica proposta para a escolha das rotas. As curvas da Figura 9 mostram o tamanho médio do escalonamento em função do  $SINR_{thresh}$  para os algoritmos GPHY, REUSE e o algoritmo GPHY sem a escolha da rota pela métrica proposta (curva GPHY2). Esses resultados mostram que cada uma das partes da proposta produz parcela significativa

dos ganhos obtidos, sendo as proporções de contribuição dependentes dos cenários utilizados.

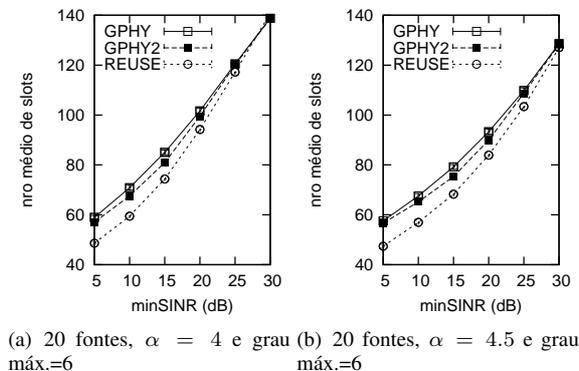


Figura 9. Comparação nos ganhos do REUSE.

## 6. CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

A escolha apropriada de um algoritmo de escalonamento de enlaces permite aumentar a capacidade das redes em malha sem fio. No entanto, o desempenho fornecido por esses mecanismos está diretamente ligado às rotas utilizadas pelos fluxos que atravessam a rede. Consequentemente, o uso isolado de mecanismos de escalonamento não garante um aumento significativo da capacidade. Por esse motivo, este trabalho investiga a perda de eficiência causada pela falta de interação entre esses dois algoritmos.

Este trabalho propõe um mecanismo conjunto de roteamento e escalonamento, denominado REUSE, que explora o reuso espacial, favorecendo a simultaneidade na ativação dos enlaces. Além disso, o mecanismo proposto leva em conta a demanda de tráfego e os níveis de interferência permitidos na decisão de escalonamento. Os resultados obtidos demonstram a superioridade do mecanismo proposto em relação aos algoritmos usados na comparação.

Como trabalhos futuros, pretende-se propor novas métricas de roteamento, assim como novos algoritmos de escalonamento, buscando o emprego conjunto destes e comparando-os com outras propostas da literatura.

## Referências

- [1] L. Badia and A. Botta. Evaluation of Various Interference Models for Joint Routing and Scheduling in Wireless Mesh Networks. In *IEEE Globecom'08: Global Telecommunications Conference*, pages 1–5, 2008.
- [2] Leonardo Badia, Alessandro Erta, Luciano Lenzini, and Michele Zorzi. A General Interference-Aware Framework for Joint Routing and Link Scheduling in Wireless Mesh Networks. *IEEE Network*, 22(1):32–38, January 2008.
- [3] C.M. Barnhart, J.E. Wieselthier, and A. Ephremides. Neural Network Techniques for Scheduling and Routing Problems in Multihop Radio Networks. In *IEEE Milcom'91: Military Communications Conference*, pages 407–413, 1991.
- [4] Arash Behzad and Ishak Rubin. On the Performance of Graph-based Scheduling Algorithms for Packet Radio Networks. In *IEEE Globecom'03: Global Telecommunications Conference*, pages 3432–3436, 2008.
- [5] S.A. Borbash and A. Ephremides. Wireless Link Scheduling With Power Control and SINR Constraints. *IEEE Transactions on Information Theory*, 52(11):5106–5111, 2006.
- [6] Gurashish Brar, Douglas M. Blough, and Paolo Santi. Computationally Efficient Scheduling with the Physical Interference Model for Throughput Improvement in Wireless Mesh Networks. In *ACM MobiCom'06: Proceedings of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, pages 2–13, 2006.
- [7] Shashidhar Gandham, Milindi Dawande, and Ravi Prakash. Link Scheduling in Sensor Networks: Distributed Edge Coloring Revisited. In *IEEE Infocom'05: Proceedings of the 24th Conference on Computer Communications*, pages 2492–2501, 2005.
- [8] Olga Goussevskaia, Roger Wattenhofer, Magnus M. Halldorsson, and Emo Welzl. Capacity of Arbitrary Wireless Networks. In *IEEE Infocom'09: Proceedings of the 28th Conference on Computer Communications*, pages 1872–1880, 2009.
- [9] P. Gupta and P. R. Kumar. The Capacity of Wireless Networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46(2):388–404, 2000.
- [10] Kamal Jain, Jitendra Padhye, Venkata N. Padmanabhan, and Lili Qiu. Impact of Interference on Multi-hop Wireless Network Performance. *Wireless Networks*, 11(4):471–487, 2005.
- [11] Murali Kodialam and Thyaga Nandagopal. Characterizing Achievable Rates in Multi-hop Wireless Mesh Networks with Orthogonal Channels. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 13(4):868–880, 2005.

- [12] T. Rappaport. *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall, 2006.
- [13] Yi Shi, Y. Thomas Hou, Jia Liu, and Sastry Kompella. How to Correctly Use the Protocol Interference Model for Multi-hop Wireless Networks. In *MobiHoc'09: Proceedings of the Tenth ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pages 239–248, 2009.
- [14] Xin Wang and J.J. Garcia-Luna-Aceves. Embracing Interference in Ad Hoc Networks using Joint Routing and Scheduling with Multiple Packet Reception. *Ad Hoc Networks*, 7(2):460–471, 2009.
- [15] Yu Wang, Weizhao Wang, Xiang-Yang Li, and Wen-Zhan Song. Interference-Aware Joint Routing and TDMA Link Scheduling for Static Wireless Networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 19(12):1709–1726, 2008.
- [16] Zhibin Wu, Sachin Ganu, and Dipankar Raychaudhuri. IRMA: Integrated Routing and MAC Scheduling in Multi-hop Wireless Mesh Networks. In *IEEE WiMesh'06*, 2006.
- [17] Zhibin Wu and Dipankar Raychaudhuri. Integrated routing and MAC scheduling for single-channel wireless mesh networks. In *IEEE WoWMoM'08*, pages 1–8, 2008.